Eric Brandwein
Nro. Orden: 13
LU: 349/16

# Hoja 1 Ejercicio 1

$G_1 = \langle \overbrace{\{S, B\}}^{V_{nt}}, \overbrace{\{a, b\}}^{V_t}, S, P_1 \rangle$, $P_1$:

$S \to \lambda \mid aSB$

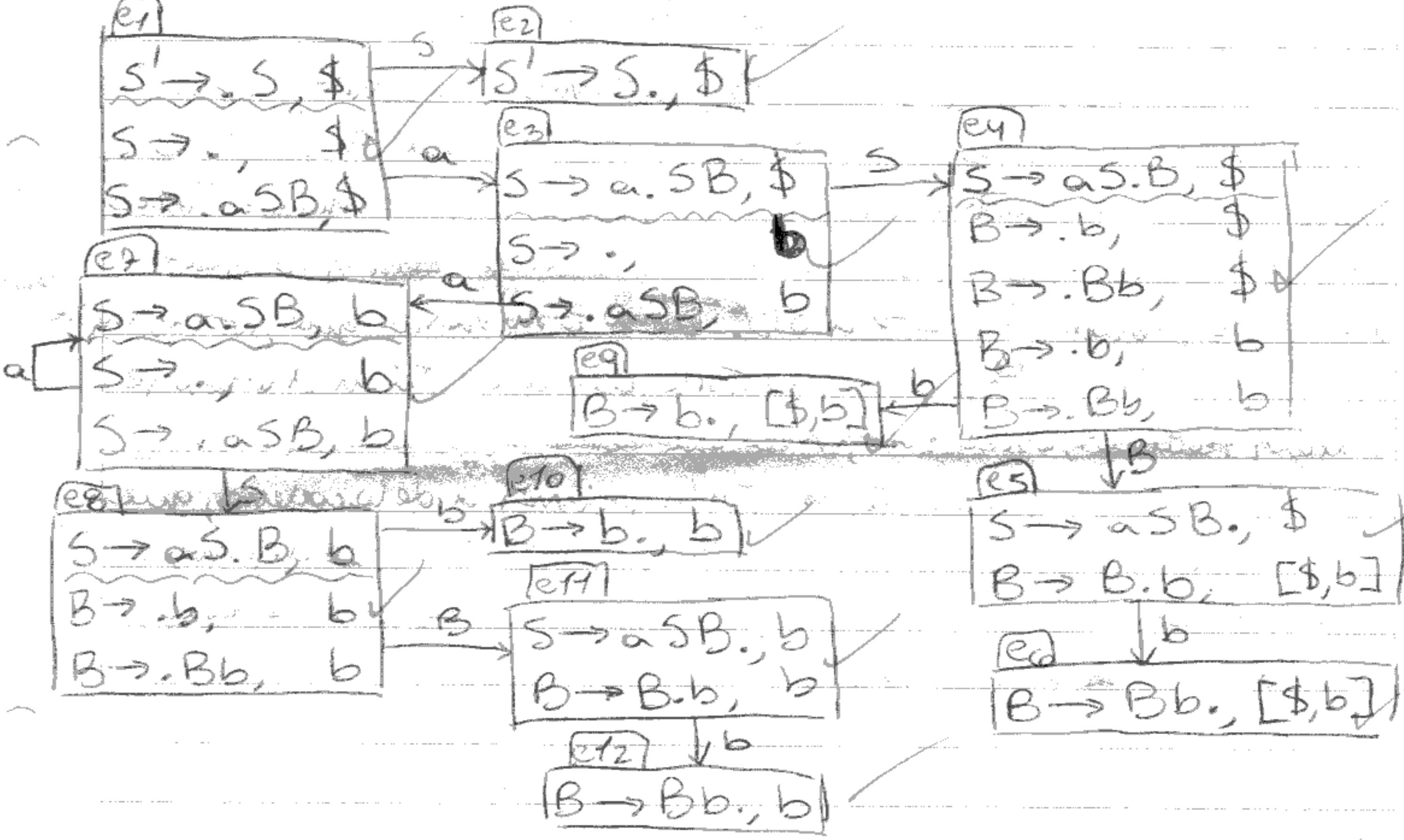
$B \to b \mid Bb$

| 1 | 2 | 3 | Total |
|---|---|---|---|
| 30 | 30 | 33 | 93 |

A

a) Para hacer la tabla LR(1), primero armo el AFD de items LR(1) de la gramática extendida

$G_1' = \langle \{S'\} \cup V_{nt}, V_t, S', P_1 \cup \{S' \to S\} \rangle$




Con el AFD armo la tabla:

| | a | b | $ | S | B |
|---|---|---|---|---|---|
| $e_1$ | $se_3$ | | r① | $e_2$ | |
| $e_2$ | | | Accept | | |
| $e_3$ | $se_7$ | r① | | $e_4$ | |
| $e_4$ | | $se_9$ | | | $e_5$ |
| $e_5$ | | $se_6$ | r② | | |
| $e_6$ | | r④ | r④ | | |
| $e_7$ | $se_7$ | r① | | $e_8$ | |

Las producciones son:

⓪ $S' \to S$

① $S \to \lambda$

② $S \to aSB$

③ $B \to b$

④ $B \to Bb$

sigue atrás

| | a | b | $ | S | B |
|---|---|---|---|---|---|
| e8 | | s e10 | | | e11 |
| e9 | | r③ | r③ | | |
| e10 | | r③ | | | |
| e11 | | se12 / r② | | | |
| e12 | | r④ | | | |

Vemos que hay un conflicto shift/reduce en el estado e11 cuando el próximo ~~estado~~ símbolo es una b. ✓

b) L(G) es equivalente a $\{a^n b^m \mid 0 \leq n \leq m\}$ ✓

Cuando estamos en el estado e11, estamos o leyendo una cadena de bb..b, o estamos leyendo a a...b b. ~~Por~~ Si elegimos meter se12 en nuestro conflicto, estaríamos consumiendo todas las b si bien viéramos una, ~~habiendo visto~~ ~~tan~~ y usando luego la producción $S \to aSB$. (*) ~~Como~~ Esto haría que, por ejemplo, la cadena aabb (A) no fuese aceptada, aunque está en el lenguaje. Elegir reducir, en cambio, hace que cada a se reduzca con la primer b correspondiente, excepto la primer a de la cadena, que se reduce con todas las sobrantes (C). Por lo tanto, si ~~se~~ dejamos en esa entrada solo la reducción, ~~gasto permitimos el~~ el lenguaje aceptado será el mismo. ✓

mostrarlo con seguimiento

(*) al llegar al fin de la cadena.

(A) En este caso, las reducciones ~~hasta~~ a las que llegaría el parser antes de dar error serían:

$\not\Rightarrow aS \Rightarrow aaSB \Rightarrow aaSBb \Rightarrow aaSbb \Rightarrow aabb$

(C) En este otro, con la cadena aabb se alcanzaría la reducción

$S' \Rightarrow S \Rightarrow aSB \Rightarrow aSb \Rightarrow aaSBb \Rightarrow aaSbb \Rightarrow aabb$

Deberías mostrar seguimiento.

Eric Brentwein
Nro orden: 13
LU: 349/16

# Hoja 2 — Ejercicio 2

$G_2 = \langle \{F, L, T\}, \overbrace{\{\rho, R, \neg, \wedge, \Rightarrow, (, ), \text{";"}\}}^{V_{2t}}, F, P_2 \rangle$, $P_2$:

$F \to \rho L \mid \neg F \mid (F) \mid F [\wedge F \mid \Rightarrow F]$

$L \to [\,( [T;]^* T )\,]?$

$T \to \rho L$

Para ser ELL(1), la transformación a ~~LL(1)~~ GLC debe ser LL(1).
Doy $G'_2$ la gramática convertida:

$P'_2$:

$F \to \rho L \mid \neg F \mid (F) \mid F F'$ $\quad G'_2 = \langle \{F, F', L, L', L'', T\}, V_{2t}, F, P'_2 \rangle$

$F' \to \wedge F \mid \Rightarrow F$

$L \to L'$

$L' \to \lambda \mid (L'' T)$

$L'' \to T ; L'' \mid \lambda$

$T \to \rho L$

$G'_2$ no es LL(1) porque tiene recursión a izquierda en la producción $F \to F F'$. Por lo tanto, $G_2$ no es ELL(1).
Intentaremos arreglar este conflicto transformando las producciones de F:

$F \to \rho L \mid \neg F \mid (F) \mid F \wedge F \mid F \Rightarrow F$

$\Downarrow$

$F \to \rho L \mid \neg F \mid (F) \mid \rho L \wedge F \mid \neg F \wedge F \mid (F) \wedge F \mid \rho L \Rightarrow F \mid \neg F \Rightarrow F \mid (F) \Rightarrow F$

$\Downarrow$

$F \to \rho L X \mid \neg F X \mid (F) X$

$X \to \lambda \mid \Rightarrow F \mid \wedge F$

Veamos si esta nueva gramática con las siguientes producciones es LL(1).

$F \to \rho L X \mid \neg F X \mid (F) X$ $\quad L \to L'$ $\quad L'' \to T ; L'' \mid \lambda$

$X \to \lambda \mid \Rightarrow F \mid \wedge F$ $\quad L' \to \lambda \mid (L'' T)$ $\quad T \to \rho L$

Para esto veremos los símbolos directrices de cada producción, para ver si las producciones del mismo no terminal tienen intersección vacía. Si es así, la gramática es LL(1).

$SD(F \to pLX) = \{p\}$
$SD(F \to \neg FX) = \{\neg\}$
$SD(F \to (F)X) = \{(\}$

intersección $= \emptyset$

$SD(X \to \lambda) = Sigtes(X) = Sigtes(F) = \{)\} \cup Prim(X)^{\cup\{\$\}} = \{)\} \cup \{\Rightarrow, \wedge\}^{\cup\{\$\}} =$
$= \{), \Rightarrow, \wedge\} \cup \{\$\} = \{), \Rightarrow, \wedge, \$\}$
$SD(X \to \Rightarrow F) = \{\Rightarrow\}$
$SD(X \to \wedge F) = \{\wedge\}$

intersección $\neq \emptyset$

$SD(L' \to \lambda) = Sigtes(L') = Sigtes(L) = Prim(X) \cup Sigtes(F) \cup Sigtes(T) =$
$= \{\Rightarrow, \wedge\} \cup \{\$, ), \Rightarrow, \wedge\} \cup \{), ,\} = \{\Rightarrow, \wedge, ), \$, ,\}$
$SD(L' \to (L''T)) = \{(\}$

intersección $= \emptyset$

$SD(L'' \to T,L'') = Prim(T) = \{p\}$
T no es anulable
~~$SD(L'' \to \lambda) = Sigtes(L'') = Prim(T) = \{p\}$~~

intersección $= \{p\}$

Para evitar el conflicto de las producciones de $L''$, convertimos ~~L' y L'' en~~ las producciones de $L'$ y $L''$ en

$L' \to \lambda \mid (T L'')$
$L'' \to ,TL'' \mid \lambda$

Para resolver los conflictos de las producciones de $X$, convertimos las producciones de $F$ y $X$ en

$F \to pLX \mid \cancel{\neg pLX} \mid (F)X \mid \cancel{\neg(F)X}\ \neg Y$
$X \to \lambda \mid \Rightarrow F \mid \wedge F$
$Y \to pLX \mid (F)X$

Cambia el lenguaje generado. No genera $\neg\neg p$ por ejemplo

Veamos de nuevo los símbolos directrices de ~~los no termi~~ las producciones de los no terminales con múltiples producciones:

$SD(F \to pLX) = \{p\}$
~~$SD(F \to \neg pLX) = \{\neg\}$~~
$SD(F \to (F)X) = \{(\}$
$SD(F \to \neg Y) = \{\neg\}$

Intersección nula

Eric Brandwein
Nro orden: 13
LU: 349/16

Hoja 3 Ejercicio 2 (cont.)

$SD(X \to \lambda) = Sigtes(X) = Sigtes(F) \cup Sigtes(Y) = \{), \$\}$
$SD(X \to \Rightarrow F) = \{\Rightarrow\}$
$SD(X \to \wedge F) = \{\wedge\}$

Intersección nula

$SD(Y \to p L X) = \{p\}$
$SD(Y \to (F) X) = \{(\}$

Intersección nula

$SD(L' \to \lambda) = Sigtes(L') = Sigtes(L) = Sigtes(T) \cup Prim(X) \cup Sigtes(F) =$
$= Prim(L'') \cup Sigtes(L'') \cup \{)\} \cup \{\Rightarrow, \wedge\} \cup \{), \$\} =$
$= \{,\} \cup \{)\} \cup \{)\} \cup \{\Rightarrow, \wedge\} \cup \{), \$\} =$
$= \{,, ), \Rightarrow, \wedge, \$\}$
$SD(L' \to (T L'')) = \{(\}$

Intersección nula

$SD(L'' \to , T L'') = \{,\}$
$SD(L'' \to \lambda) = Sigtes(L'') = \{)\}$

Intersección nula

Como todos son intersecciones nulas, la gramática es LL(1).
Podemos tomar, abusando de la notación, a los "|" como la conjunción de las expresiones regulares, y entonces podemos decir que construimos una gramática ELL(1) que genera el lenguaje pedido.

Por completitud, la gramática resultante sería:

$G_2^R = \langle \{F, X, Y, L, L', L'', T\}, \{p, f, \neg, \wedge, \Rightarrow, (, ), ,\}, F, P_2^R \rangle$ con $P_2^R$:

$F \to p L X \mid (F) X \mid \neg Y$
$X \to \lambda \mid \Rightarrow F \mid \wedge F$
$Y \to p L X \mid (F) X$
$L \to L'$
$L' \to \lambda \mid (T L'')$
$L'' \to , T L'' \mid \lambda$
$T \to f L$

Eric Brandwein
No. orden: 13
LU: 349/16

Hoja 4 Ejercicio 3

$L_3 = \{a^n(,b^*)^* \mid n \geq 0\}$

```
A' → {A.as=0} A
A → a {A1.as=A.as+1} A1
  | {B.as=A.as; B.bs=0; B.cs=""; B.primero=true} B
L → , {if(B.bs>B.as){
        if(!B.primero){
            print(",");
        }
        print(B.cs);
        B1.primero=false;
      } else {
        B1.primero=B.primero;
      }; B1.as=B.as; B1.bs=0; B1.cs=""} B
```

```
A' → {A.as=0} A
A → a {A1.as=A.as+1} A1
  | {L.as=A.as; L.primero=true} L
L → , {B.as=L.as; B.bs=0; B.cs=""} B {
        if(B.bs>B.as){
            if(!primero){
                print(",");
            }
            print(B.cs);
            L1.primero=false;
        }else{
            L1.primero=L.primero;
        };
        L1.as=L.as} L1
  | λ
```

sigue atrás

$\mathcal{P}$:

```
A' -> {A.as = 0} A
A  -> a {A1.as = A.as+1} A1
    | {L.as = A.as; L.primero = true} L
L  -> , B
      { if (B.bs > L.as) {
            if (!L.primero) {
               print(",");
            }
            for (i in [L.as, B.bs) ) {
               print("c");
            }
            L1.primero = false;
        } else {
            L1.primero = L.primero;
        };
        L1.as = L.as;
      }
      L1
    | λ
B  -> b B1 {B.bs = B1.bs+1}
    | λ {B.bs = 0}
```

$T = \langle \{A', A, L, B\}, \{a, b, ,\}, A', \mathcal{P} \rangle$, con $\mathcal{P}$ dado por las producciones de arriba. Los atributos son:

| atributo | A.as | L.as | L.primero | B.bs |
|---|---|---|---|---|
| tipo | int | int | boolean | int |
| H/S | Heredado | Heredado | Heredado | Sintetizado |